



TITLE:

数理論理研究で行なった長時間計算 (数学とくに整数論,組合せ問題などの超大型計算)

AUTHOR(S):

細井, 勉; 関本, 年彦

CITATION:

細井, 勉 ...[et al]. 数理論理研究で行なった長時間計算 (数学とくに整数論,組合せ問題などの超大型計算). 数理解析研究所講究録 1972, 155: 31-42

ISSUE DATE:

1972-08

URL:

<http://hdl.handle.net/2433/106845>

RIGHT:

数理論理研究で行なつた長時間計算

津田塾大 細井 勉

広島大 関本 年彦

§ 1. 序

数理論理の研究に際して、我々二人がそれぞれ個別に行つた3つの長時間計算について、簡単に報告する。いずれも、計算機を個人用同様に使用できる立場に居なければ実行できなかったであろうような長時間計算である。この種の長時間計算が、数理論理研究にとって必要であるかどうか、あるいは有効な手段または好ましい手段であるかどうか、などは、数理論理学の内部の問題であるので、ここではそのための議論や弁解はしないうが、ただ、特権を利用して他の利用者にめいめくを及ぼして実行したものでばなりんとだけは、付記しておきたい。これらの計算に関するデータや経験をもとにして、組合せ問題に要求される計算を定量的にとらえ、問題をつかもうというのが、本報告の目的である。

本研究集会の趣旨は、大型機のバック・グラウンド・ジョ

ブ(BGT)に適した超長時間計算について知ろうとする
 ことであろう。そのためには、BGTに対してどの程度の機能
 が提供されるかを知らることが必要であろう。実際、石田晴久
 氏の講演は、そのような内容であろうと想像される。しかし、
 よく考えてみれば、提供される機能を知ることとは、本
 研究集会のような、準備段階の集会では本質的でないのでは
 なからうか。(現状がどうなっているかは、実際には、興味
 を感じていることであり、石田氏に対してケチをつけている
 つもりではない。)どの計算センターにおいても経験している
 ように、計算機的能力がどんなであろうと、その容量一杯に
 依頼計算が集まるのだから、BGTに提供される機能がどん
 なであろうと、それに合わせた依頼計算が十分に集まること
 は、目に見えているからである。

我々は、本研究集会の目的の一つを、

有効な超長時間計算を実行するためには、

BGT用に、どの程度の機能が提供され

ることが望ましいか、

を探索すること、と理解し、十分なものはあるが、数理論
 理研究に際しての経験をもとにして、この問題に対する一つ
 の解の例を提供することを試みたつもりである。

使用した計算機は、次の通り。

実験 1, 2

T O S B A C 3 3 0 0 (東大・理・数)

固定小数点加減算速度 255 μ S

実験 3.

T O S B A C 3 4 0 0 モデル 41 (広大・計算センタ)

固定小数点加減算速度 3.0 μ S

§ 2. 数理論理計算の類型

数理論理研究の際の計算は、大体において、組合せ計算に属し、次の特色をもつ。

- (i) 基本データは、ほとんど、1 byte に納まる。
 - (ii) 基本データの並べかえ操作が多い。
 - (iii) 比較判断が多い。演算は、せいぜい、固定小数点数の加減算だけであり、array の位置決めに乗算を用いることがあるかも知れない程度、除算はほとんど使用しない。
- 実際の計算は、次のような基本計算の組合せであることが多い。

- (a) 与えられた正整数値 n に対して、 $\{0, 1, \dots, n\}$ の元を元とする n 次正方 matrix (モデルという) を、次々と生成する。

- (b) 与えられた論理定数, 論理変数, 論理演算子, から構成される論理式 (wff という) を, 次々と生成する.
- (c) 与えられたモデルにおいて, 与えられた wff が正しいかどうかを判定する.
- (d) 与えられたモデルが, 与えられた代数的構造をもつかどうかを判定する.
- (e) 公理系として与えられた論理体系において, 与えられた wff が証明可能かどうかを判定する (証明のプログラミング).
- (f) 与えられた二つのモデルが同型かどうかを判定する.

計算 (a) においては, 大きな n の値を試みたいという欲望が生じるが, 組合せの数から考えて, $n \leq 10$ 程度が実用範囲であろう. したがって, matrix を入れるメモリは, 實際上, ほとんど問題にならず, 計算時間だけが問題である. $n \leq 10$ でも, (f) の判定は意外に時間がかかるものである. (b) においては, 論理変数の個数が, 原理的には可算個であること, および, 論理変数の種類を有限個に限定しても wff の個数が可算個であることから, ω で打ち切ることができるという問題がある. (c) は簡単である. (d) は, (c) ほど簡単ではないが, さほどに複雑ではない. (e) は, 命題論理に関するかぎり, wff の分解法が何々の wff に関して有限なので, 簡単である.

しかし、述語論理においては、分解法が有限ではなりので、
計算時間とメモリの点で、打切り問題が残る。

§ 3. 実験 1

1966年に、細井が行なったもの。

n 点から成る relatively pseudo-complemented lattice
を(同型なものを除き)網羅的に求めることを問題とした。
内容は、(a)の変形と (a') および (f) の組合せである。(f)
を計算機が行なえば、outputは非常に少なくなったはずであ
るが、計算機時間を節約するため、(f)は、外側で人間が行
なった。結果として、かなりの outputがあった。inputはな
い。

lattice は順序集合であるから、matrix の元は、順序関
係を示すための $1 (\geq)$ と $0 (\geq \text{ではない})$ とに制限でき、
matrix の総数は $2^{(n^2)}$ 個である。実際には、すぐ分る無駄な
場合を除き、 $2^{\frac{(n-2)(n-3)}{2}}$ 個にまで減じて、計算を行なった。

結果として、 $1 \leq n \leq 9$ に対して得られた lattice の総数
は、同型を除いて、62 個だった。計算時間は、正確な記録
をしなかったが、約 500 時間だった。この計算時間の大部分
は、 $n=9$ の場合に使われている。

プログラムは、アセンブラ言語で書き、約1K語(1語24ビット)程度。したがって、結果論として言えることだが、62億のmatrixを記憶させて、同型の判断を行なわせたとしても、8K語程度(無理をすれば2K語)のメモリで処理できたようである。ただし、同型判断をさせると、計算時間は10~数十倍必要となろう。

ついでに述べれば、 $n=10$ の場合は、 $n=9$ の場合の約100倍の計算時間が必要であらう。このことから、 $n=10$ ぐらいが、この種の計算の限界ではないだろうか。

この計算をしているとき、待ち時間を利用して、プログラムの数学的な検討を行ない。何回かのスピードアップをした。2^(n²) 億のmatrixを2 ^{$\frac{(n-2)(n-3)}{2}$} 億に減じたのも、その結果である。したがって、BGTでも、時々、プログラムに手を入れることを許してもらえとありがたい。

§ 4. 実験2

1968年に、細井が行なったもの。

二つの論理定数 $a \rightarrow b$ と $b \rightarrow a$ 、三つの論理演算子 \rightarrow , $\&$, \vee から生成される wff の集合 W を対象とする。 a , b を論理変数とみなして、 W を、直観主義論理での同値性で類別した

クラスを知ることが目的とした。直観主義論理は、公理系によって定義されるので、証明のプログラミングが必要となる。

実際には、プログラミングが面倒だったので、(c)により、 W を生成することと、簡単なモデルを使って(c)の判断を行ない、あらい類別を行なうことだけを計算機に行なわせ、証明のプログラミングにまかせるべき所は、人間が手で行なった。結果としては、かなり短かい Wff を調べることで、クラスが4個しかないことが判明したので、長時間計算にはならなかった。長時間計算になると予測して準備したのに、短時間で終わってしまった例である。

所要メモリ量は、実験1と同程度以下だった。

§5. 実験3

1971年に、関本が行なったもの。

p, q, r, α を論理変数、 C をポーランド流の2変数論理演算子としたとき、

$$CC_{pq} CCC_{qrp} C_{\alpha q}$$

を満たし、

$$CCC_{pqr} CC_{rp} C_{\alpha p}$$

を満たさない、4次 matrix を探すことが問題。

matrix の総数は 2^{32} 個、つまり約 43 億である。数学的な前処理により、この数を約 12.5 億に落としておき、計算機にかけた。結果として、約 0.5 億個の matrix を調べた所で、求める matrix が得られた。計算時間は 1/8 時間だった。

プログラムは FORTRAN で書き、オブジェクトプログラムの語数は約 3 k 語 (1 語 24 セット) だった。この FORTRAN では、整数型データでも、1 データあたり 2 語使用していることでもあり、アセンブラ言語を使用すれば、プログラムはかなり短くなるであろう。

求める matrix が存在しない場合には、約 3000 時間の計算となったはずである。

一般的なプログラムにしておいたので、二つの wff を指定するための入力を行なった。また、進行状況を知るために、5 分毎に 1 億の matrix を出力させた。いずれも、本質的ではないが、後者は、人間の精神衛生上、好ましいものであるだろう。

§ 6. 結論

少ない経験から大胆な結論を本すことは、あまり感心したことはではないが、数理論理の計算を B G 丁とする場合のほしい機能としては、次のようなことを結論として考える。

- (α) 最低 8-16 K byte 程度のメモリ。逆に言えば、その程度で、かなりの仕事ができると思う。
- (β) 計算の進行状況を知るためのメモリダンプを、時々、おしだい。
- (γ) 時には、プログラムのすりかえをしたり。
- (δ) 入力不要。
- (ε) お力用メモリ (8 K byte 位?) が与えられ、(β) よりは一歩進んで、その中味をはき出すことができれば、非常に効果的。お力メモリがあれば、(α) は 2 K byte 位でも何とかできるかも知れない。

補遺

本報告の主題からはずれるが、実験3を行なった問題の背景、およびこの実験により得られた結果について簡単に付け加えておこう。

古典命題論理とは、Łukasiewicz-Tarski 流に定義すれば、論理記号として 含意 \rightarrow 、否定 \neg 、論理和 \vee 、論理積 \wedge を用いた論理式のうち通常の 2 値モデルを満すものの集合である。この部分集合で、論理記号として含意 \rightarrow だけを用いた論理式の集合を考える。これは Implicational Calculus

of Propositions (以下では ICP と略す) と呼ばれている。以下では, ポーランド記法にしたがい, 含意記号として \rightarrow の代りに C を用いることにし, たとえば $p \rightarrow q$ を Cpq と書くことにする。

Tarski は, 3つの論理式

$$CpCpq$$

$$CC CpqPP$$

$$CCpqCCqrCpr$$

が ICP を characterize することを証明した。すなわち, 推論規則として *modus ponens* (もし p , Cpq ならば q が推論される) および代入規則 (ある論理式中の命題変数 p , q , ... 等に別の論理式を代入して新しい論理式を推論する) だけを用いて上記3個の論理式から得られる論理式全体の集合は, 集合としての ICP と一致する。

1925年に Tarski は「1個の論理式で ICP を characterize するものがあるだろうか?」という問題を提起した。この問いに対しては, 肯定的に数個の論理式が見されたが, Łukasiewicz は論理式の長さ (C, p, q 等を1文字としたときの論理式の字数) のなるべく小さいものを見出す研究を行い, 1948年に13文字から成る前出の論理式

(1) $CCC_{pg} \cup CC_{rp} \cup C_{sp}$

を発見し、かつ「長さが 13 より小さい論理式の中には、 ICP を characterize するものはない」ことを証明した。しかし、Łukasiewicz は「長さ 13 の論理式で ICP を characterize するものが他にないかどうか？」すなわち「上記 Łukasiewicz の公理 (1) が最短公理として本質的に unique？」かどうかという問題は未解決のまま残した。

1968 年 Tarsman は、この uniqueness problem につき、以下のような部分的解答を得た。すなわち「長さ 13 の論理式で ICP を characterize するものは、もしも Łukasiewicz の公理以外にあるとすれば、

(2) $CC_{pg} \cup CC_{gr} \cup C_{sg}$

だけであるが、この論理式 (2) が ICP を characterize するかどうかは不明である。」

§5 の実験は、論理式 (2) が ICP を characterize しないことを証明する目的で行ったものである。その結果、いくつかの所要のモデルを発見できた。これらのモデルを用いることにより Łukasiewicz の公理が ICP を characterize する本質的にただ 1 つの最短論理式であることを以下のように証明できる。

各モデルは 2 変数関数 C の関数値を与える matrix で表わ

すことができる。実際に発見したのは4次 matrix であつたが、これらをもとにつぎのような3次 matrix も所要のモデルであることが分つた。

| C | 1 | 2 | 3 |
|---|---|---|---|
| 1 | 1 | 3 | 2 |
| 2 | 1 | 3 | 1 |
| 3 | 1 | 1 | 2 |

このモデルは1を designated value とする。一般に、あるモデルにおいて、論理式 A が成り立ち、 B が成り立たないときは、 A から B を導くことが出来ない。しかるに上記モデルにおいて、(1)は $p=2, q=r=s=1$ とおくと

$$CCC211CC12C12$$

$$=CC11CC33=C12=3$$

となり、undesigned value 3 をとるから成り立たないが、(2)は、 p, q, r, s に1, 2, 3 をどのように代入してもつねに designated value 1 をとるから成り立つ。したがって(2)は Lukasiewicz の公理 (1) を導くことが出来ないから ICP の公理とはなり得ない。